



Searching PAJ

第1頁・共1頁

Cite No. 15.

## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 07-074780

(43)Date of publication of application : 17.03.1995

(51)Int.Cl

H04L 12/56

(21)Application number : 03-108459

(71)Applicant : INTERNATL BUSINESS MACH CORP (IBM)

(22)Date of filing : 12.04.1991

(72)Inventor : BARZILAI TSIPORA P  
CHEN MON-SONG  
KADABA BHARATH K  
KAPLAN MARC A

(30)Priority

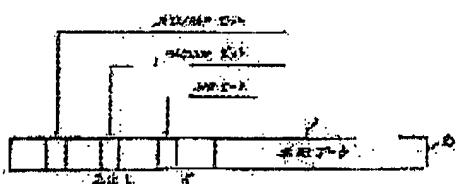
Priority number : 90-527809 Priority date : 28.05.1990 Priority country : US

## (54) METHOD AND DEVICE FOR ADJUSTING WINDOW SIZE OF PACKET TRANSMISSION NETWORK

## (57)Abstract:

**PURPOSE:** To obtain a dynamic adjusting method by which a window can be adjusted to a desired size in one time of repetition in a packet transmission network by predicting the best window reducing amount (or enlarging amount).

**CONSTITUTION:** The window size at a session between a transmitter and receiver which communicate with each other through the link of a packet communication network is dynamically adjusted. In order to adjust the window size, a pacing request signal consisting at least of one bit indicating the size of a window immediately after windows each containing pacing requests in one packets in transmitted to the receiver. Each packet is constituted of an information data field 2 and a heading 4 and the heading 4 is used by a communication protocol for assisting packet processing. In addition, a pacing credit is shared between selected sessions in the period in which the packets must be transmitted.



(11) 日本国特許庁 (JP)

## (12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公報番号

特開平7-74780

(43) 公開日 平成7年(1995)5月17日

(51) Int CL<sup>5</sup>  
H04L 12/56

識別記号

序文並びに前段

F I

技術表示書

8077-6X

H04L 11/20

102 C

表示請求項、請求項の範囲 FD (全 14 頁)

(11) 出願番号 特願459-108459

(71) 出願人

33006531  
インターナショナル・ビジネス・マシーンズ・コーポレイション  
INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION  
アメリカ合衆国 NY, ニューヨーク州  
アーモンク (郵便番号)  
シリボフ、ハーティ、パリシティ  
アメリカ合衆国ニューヨーク州、ミルヴァード、ヒドン、ホコ、レーン、122

(12) 申請日 平成3年(1991)4月12日

(72) 発明者  
(73) 优先権主権者  
(74) 代理人

(33) 优先権主権者 827609

(34) 优先権主権日 1990年5月29日

(35) 优先権主権国 法国 (FR)

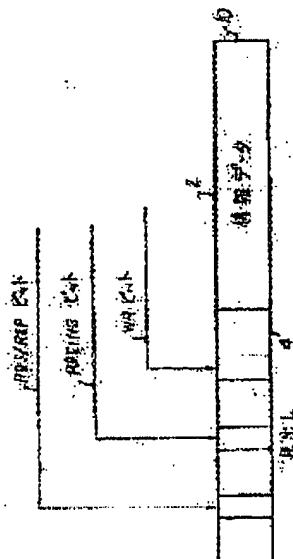
最後頁に記入

(50) [発明の名前] パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法及び装置

## (51) [発明]

【目的】 所要のウインドーサイズになるまで最少回数の反復でパケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズを効率的に調整すること。

【構成】 パケット伝送ネットワークのリンクを介しての送信装置と受信装置間のセッションにおけるウインドーサイズを効率的に調整するための方法および装置であつて、最少回数の反復により最適ウインドーサイズを選定する効率的ウインドーアジャスト方法である。また、その間にこのネットワークを介してパケットを伝送する多数のセッション間で歩調合せクレジットを共用させる。送信すべきパケットを有しないセッションは共用クレジットプールに歩調合せクレジットを送り、その歩調合せクレジットは送信すべきパケットを有するセッションに配分される。



特許第7-74730

(2)

2

## 【技術請求の範囲】

【請求項1】 パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウインドーサイズを調整する方法であつて、

上記送信側および受信側のセッションにおいて送信され  
るべきを次のウインドーの、上記送信側が次のウインドー  
内で送信しうるパケットの数である、サイズを示す歩合  
セレクションを上記送信側に送る段階を有し、

上記次のウインドーサイズ (W<sub>S</sub>) はそれが計算される  
べきときにはじめられたは Q<sub>L</sub> = 0 であり且つ歩合セ  
レクションが特定の時間インターバル内で受信されなかつたと  
き前のウインドーサイズを減少させることにより決定され  
れ、かくしてウインドーサイズ (W<sub>S</sub>) が次式

$$W_S = \max (W_m, CNT - Q_L + B)$$

(但し、CNTは、上記送信側から受信側に伝送される  
べき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上  
記受信側受信された後に上記受信側から上記送信側に送  
られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラン  
ドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受  
信されるパケットの数、Q<sub>L</sub>はこのネットワークの他の  
ノードへの要求の伝送のために上記受信側の待ち行列に  
記憶されるパケットの数、W<sub>m</sub>は最小ウインドーサイ  
ズを示すため決定されたパラメータ、Bは同じく予め定  
められたパラメータである) で決定され、

上記次のウインドーサイズは、この次のウインドーサイ  
ズが計算されるべきときは Q<sub>L</sub> = 0 であり且つ歩合セ  
レクションが上記特定の時間インターバル内で受信されたとき  
上記次のウインドーサイズが CNT と W<sub>m</sub> (但し、W<sub>m</sub>  
は予め決定されたパラメータである) の間の値とな  
るならば前のウインドーサイズを拡大させることにより  
決定される。

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの  
調整方法。

【請求項2】 パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウインドーサイズを調整する方法であつて、次のウインドーについて、上記送信側が上記セシ  
ョンの次の次のウインドーにおいて送信しうるパケット  
数である次のウインドーサイズの要求を示す歩合セ  
レクションの上記次のウインドーにおいて送信しうるパケット  
数である次のウインドーサイズの要求を示す歩合セ  
レクションの上記次のウインドーの上記セッション  
において伝送されるべき上記次のウインドーのサイズを示  
す歩合セレクションを上記送信側に送信する段階を有し、

上記次のウインドーサイズは上記次のウインドーサイズ  
(W<sub>S</sub>) が計算されるべきときは Q<sub>L</sub> = 0 または Q<sub>L</sub> =  
0 であり、しかも歩合セレクションが特定の時間インターバ  
ル内で受信されなかつたならば前のウインドーサイズを  
減少することにより決定され、かくして上記次のウイン  
ド

ドーサイズが次式

$$W_S = m \times (W_m, CNT - Q_L + B)$$

(但し、CNTは上記送信側から受信側に伝送されるベ  
き第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記  
受信側で受信された後に上記受信側から上記送信側に送  
られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラン  
ドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受  
信されるパケットの数、Q<sub>L</sub>はこのネットワークの他の  
ノードへの要求の伝送のために上記受信側の待ち行列  
に記憶されるパケット数、W<sub>m</sub>は最小ウインドーサイ  
ズを示すため決定されたパラメータ、Bは同じく予め定  
められたパラメータである) で決定され、

上記次のウインドーサイズは、上記次のウインドーサイ  
ズが計算されるべきときは Q<sub>L</sub> = 0 であり且つ歩合セ  
レクションが上記特定の時間インターバル内で受信されたなら  
ば前のウインドーサイズを拡大することにより決定さ  
れ、W<sub>m</sub>を予め決定されたパラメータとしたとき CNT  
と W<sub>m</sub>の間の値となる、

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの  
調整方法。

【請求項3】 パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッ  
ションにおけるウインドーサイズを調整する方法であつ  
て、

第1ウインドーが送信されている間に、上記送信および  
受信側のセッションにおいて伝送されるべき、上記セ  
ッション中の上記第1ウインドーの送信後にこの第1ウ  
インドーの伝送との間の時間内に他のウインドーを送信  
することなくこのセッション中に伝送される第2ウイン  
ドー、上記送信側が他の第2ウインドーにおいて不均衡  
しうるパケット数であるサイズ (W<sub>S</sub>) を示す歩合セ  
レクションを上記時間に伝送する段階を有し、  
上記第2ウインドーの上記サイズはそれが計算される  
べきときに Q<sub>L</sub> = 0 または Q<sub>L</sub> = 0 であり、且つ歩合セ  
レクションが特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受  
信されなかつた場合に上記第1ウインドーのサイズを減  
少させることにより決定され、しかも次式

$$W_S = m \times (W_m, CNT - Q_L + B)$$

(但し、CNTは上記送信側から受信側に伝送されるベ  
き第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記  
受信側で受信された後に上記受信側から上記送信側に送  
られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラン  
ドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受  
信されるパケットの数、Q<sub>L</sub>はこのネットワークの他の  
ノードへの要求の伝送のために上記受信側の待ち行列に  
記憶されるパケット数、W<sub>m</sub>は最小ウインドーサイ  
ズを示すため決定されたパラメータ、Bは同じく予め定  
められたパラメータである) で決定され、

上記第2ウインドーの上記サイズは、それが計算される  
べきときに Q<sub>L</sub> = 0 であり且つ歩合セレクションが特定の時間  
インターバルにおいて上記受信側で受信されなかつた場合に  
上記第1ウインドーのサイズを減少することにより決定され

(3)

特開平7-74780

3

の時間インターバル内で受信されたならば、上記第1ウインドーのサイズを増大することにより決定され、W<sub>++</sub>を予め特定されたパラメータとしたときCNTとW<sub>++</sub>の間の値となる、

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法。

【請求項4】パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側間のセッションにおけるウインドーサイズを調整する方法であつて、第1ウインドー内で第2ウインドーについて、上記送信側が上記セッションの上記第2ウインドー内で伝送しうるパケットの数であるサイズについての要求を示す歩調合せ要項を上記受信側に伝送する段階、及び第1ウインドーが送信中であつて且つ上記歩調合せ要求に応じて、上記セッションにおいて伝送されるべき、上記第1および第2ウインドーの伝送間隔時間内に他のいずれのウインドーも伝送せずに上記セッションにおける上記第1ウインドーの伝送後に上記セッションにおいて伝送される上記第2ウインドーの、上記送信側が第2ウインドーにおいて伝送しうるパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に伝送する段階を有し、

上記第2ウインドーの上記サイズ(W<sub>3</sub>)はそれが計算されるべきときにQL=0またはQL=0であつて且つ上記歩調合せ要項が特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信されなかつたならば上記第1ウインドーのサイズを減少することにより決定され、従つて、式

$$W_3 = \max(W_{--}, CNT - QL + B)$$

(但し、CNTは上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間との間)、パケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から受信側で受信されるパケットの数、QLは上記受信側の送信待ち行列内に記憶されるパケットの数、W<sub>--</sub>は最小ウインドーサイズを示すが予め特定されたパラメータ、Bは予め特定されたパラメータである)で決定され、

上記第2ウインドーのサイズはそれが計算されるべきときにQL=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信された場合に上記第1ウインドーのサイズを増加させることにより決定され、従つてW<sub>++</sub>を予め特定されたパラメータとしたときCNTとW<sub>++</sub>の間の値となる、

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法。

【請求項5】パケット伝送ネットワークにおいて、そのネットワークのリンクの送信側および受信側間のセッションにおいてウインドーサイズを調整する方法であつて、

夫々が1個のパケット内の、歩調合せ要求を含むウイン

18

4

ドーのすぐ後のウインドーについてウインドーサイズ要求を示す少くとも1個のビットである歩調合せ要項を上記受信側に伝送する段階、

夫々が上記歩調合せ要項の夫々に応答しそして夫々の歩調合せ要求を含む一つのウインドーにすぐ続く夫々のウインドーについてウインドーサイズを示す、パケット内の少くとも1個のビットである歩調合せレスポンスを上記送信側に伝送する段階、

19

上記送信側から上記送信側により上記歩調合せレスポンスの夫々の要項に直ちに続く次のパケットにおいて元値されて上記歩調合せレスポンスの夫々の歩調合せレスポンスの要項を示す肯定応答ビットを伝送する段階、及び上記肯定応答ビットの要項により、夫々がこれら肯定応答ビットの夫々の要項により起され、そして上記歩調合せレスポンスの内の、上記夫々の肯定応答ビットの要項に上記送信側に伝送される次の歩調合せレスポンスであるべき1個に含まれるべきウインドーサイズを決定する段階を有し、

20

上記ウインドーサイズ(W<sub>3</sub>)はQL=0またはQL=0であつて上記受信側で最初に受信されたパケットが上記歩調合せ要求の1個を含まないとき式

$$W_3 = \max(W_{--}, CNT - QL + B)$$

21

で決定され、そうでない場合にはCNTとW<sub>++</sub>の間の値とされる(但し、上記ウインドーサイズの夫々の決定についてQLは上記歩調合せ各ビットの対応する1個が受信された時であつてこの肯定応答ビットを含むパケットが上記送信側の待ち行列に記憶される前に、この待ち行列に記憶されるパケットの数であり、CNTは上記歩調合せ要求の要項との間のインターバルにおいて上記送信側から受信側に伝送されるパケット数であり、W<sub>++</sub>とW<sub>--</sub>にこのセッションにおいて使用しようとする肯定された最大および最小のウインドーサイズであり、Bは予め特定された定数である)、

22

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法。

23

【請求項6】パケット伝送ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置との間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であつて、上記送信装置と受信装置との間のセッションにおいて伝送されるべき次のウインドーの、上記送信装置が次の1つのウインドー内で伝送しうるパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信装置に伝送するための送信手段、及び上記次のウインドーサイズ(W<sub>3</sub>)を決定する決定手段を有し、

24

上記ウインドーサイズが計算されるべきときにQL=0またはQL=0であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかつた場合に前のウインドーサイズを減少させることによって計算され、式

25

$$W_3 = \max(W_{--}, CNT - QL + B)$$

(4)

特開平7-74750

5

に従ってこの前のウインドーサイズから拡算されたサイズとなり（但し、CNTは上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間をこのパケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から受信側で受信されるべきパケットの数、QLはこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために上記受信側待ち行列に記憶されるパケット数、W<sub>u</sub>は最小ウインドーサイズを示すため特定された（ラメータ、Bは同じく予め特定されたパラメータである）。

上記次のウインドーサイズはそれが計算されるときQL=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて受信された場合に前のウインドーサイズを増加することによって決定され、そしてW<sub>u</sub>を予め特定されたパラメータとしたときCNTとW<sub>u</sub>の間の値となる。

パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置：

【請求項1】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信を行う送信装置と受信装置間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であって、上記送信装置が上記セッションにおける次のウインドーサイズで送信しうるパケットの数であるその次のウインドーサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信装置に伝送する手段。

この歩調合せ要求に応じて上記セッションにおいて送られるべき次のウインドーサイズを示す歩調合せレスポンスを上記受信装置に送る手段、及び上記次のウインドーサイズ（WS）を決定する手段を有し。

この次のウインドーサイズは、上記ウインドーサイズが計算されるべきときにQL=0またはQL=1であって、且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかった場合に前のウインドーサイズを減少するにとにより決定されて式

$$WS = \max(W_u, CNT - QL + B)$$

に従って減少され（但し、CNTは上記送信側から受信装置に伝送されるべき第1パケットに必要な時間との差のパケットが上記受信装置で受信された後に上記受信装置から送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信装置から受信装置で受信されるパケットの数、QLはこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために上記受信装置の待ち行列に記憶されるパケット数、Bは最小ウインドーサイズを示すため特定されたパラメータである）、上記次のウインドーサイズはそれが計算されるときにQL=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内で上記受信装置により受信された場合に上記次のウインドーサイズを増加することにより決定され、W<sub>u</sub>を予め特定されたパラメータとしてCNTとW<sub>u</sub>の間の

10

6

値となる。  
パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置：

【請求項2】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置との間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であって、第1ウインドーサイズ内で第2ウインドーサイズについての、上記送信装置が上記セッションの上記第2ウインドーサイズについての渡先を示す歩調合せ要求を上記受信装置に伝送する手段。

上記第1ウインドーサイズの中で且つこの歩調合せ要求に応じて上記セッションにおいて決定されるべき、上記第1および第2ウインドーサイズの伝送間に個のいずれのウインドーサイズも伝送せずに上記セッションにおける第1ウインドーサイズの伝送後に上記セッションにおいて伝送される上記第2ウインドーサイズの、上記送信装置が上記第2ウインドーサイズにおいて送信しうるパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記受信装置に伝送する手段、及び上記第2ウインドーサイズ（WS）を決定する手段を有し。

この第2ウインドーサイズはそれが計算されるときにQL=0またはQL=1であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信装置で受信されなかつた場合に上記第1ウインドーサイズを減少させるにとによって決定され、そして式

$$WS = \max(W_u, CNT - QL + B)$$

で決定され、（但し、CNTは上記送信側装置から受信装置に伝送されるべき第1パケットに必要な時間との差のパケットが上記受信装置で受信された後に上記受信装置から送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信装置から受信装置に伝送されるべきパケットの数、QLはこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために上記受信装置の待ち行列に記憶されるパケット数、Bは最小ウインドーサイズを示すため特定されたパラメータである）、上記第2ウインドーサイズはそれが計算されるべきときにQL=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内で上記受信装置により受信された場合に上記次のウインドーサイズを増加することにより決定され、W<sub>u</sub>を予め特定されたパラメータとしてCNTとW<sub>u</sub>の間の値となる。

パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置：

【請求項3】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置の間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であって、

大きが1個のパケット内の、歩調合せ要求を含むウインドーのすぐ後のウインドーについてウインドーサイズ要求を示す少なくとも1個のパケットである歩調合せ要求を上記受信装置に伝送するための手段。

20

30

40

50

60

(5)

特開平アーティス8.0

7

夫々が上記調合せ要求の夫々に応答として夫々の歩調合せ要求を含む一つのウインドーにすぐ続く夫々のウインドーについてウインドーサイズを示す、パケット内の少くとも1個のビットである歩調合せレスポンスを上記送信装置に送る手段。

上記送信装置から受信装置に、夫々が上記送信装置に上り上記歩調合せレスポンスの夫々の受信に直ちに続く次のパケットにおいて送信されそして上記歩調合せレスポンスの夫々の歩調合せレスポンスの受信を示す肯定応答ビットを伝送する手段、及び上記肯定応答ビットの受信により夫々がこれら肯定応答ビットの夫々の受信により決定されそして上記歩調合せレスポンス内の、上記夫々の肯定応答ビットの受信後に上記送信装置に伝送される次の歩調合せレスポンスであるべき1個に含まれるべきウインドーサイズを決定する手段を有し、

上記ウインドーサイズ (W<sub>8</sub>) はQ<sub>1</sub>よりまたはQ<sub>1</sub>よりあって受信装置で最後に受信されたパケットが上記歩調合せ要求の1個に含まれるべき

$$W_8 = \max (W_{10}, CNT - Q_1 + 1)$$

で決定され、そうでない場合には CNT と W<sub>10</sub> の間の間となり、上記ウインドーサイズの夫々の試をについて Q<sub>1</sub> は上記肯定応答ビットの対応する個が受信された時であってこの肯定応答ビットを含むパケットが上記送信装置の待ち行列に記憶される前に、この待ち行列に記憶されるパケットの数であり、CNT は上記対応する肯定応答ビットの受信とその前に受信される最後の歩調合せ要求の受信との間のインターバルにおいて上記送信装置から受信装置に伝送されるパケット数であり、W<sub>10</sub> と W<sub>8</sub> はこのセッションにおいて使用するため特徴される最大および最小ウインドーサイズであり、日々予め特定された定数である。

パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置。

【請求項10】パケット伝送ネットワークにおいて、パケットが伝送されるべき複数のセッションの内の選ばれたセッションにおいて歩調合せクレジットを共用する方法であって、

各セッションに割り当てる送信キューが伝送すべきパケットを記憶しているかどうかを決定するために上記セッションの夫々をポーリングする機能。

上記選ばれたセッションの夫々について、上記夫々の選ばれたセッションに対応する送信待ち行列が上記夫々の選ばれたセッションがポーリングされるときに送信すべきパケットを記憶していないとき、共用クレジットプール内の少くとも1個の歩調合せクレジットを記憶する手段、及び上記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットを、送信用のパケットを記憶した対応する送信待ち行列を有する上記選ばれたセッションのそれらに配布する手段、

を有するパケット伝送ネットワークにおける歩調合せク

10

8

レジットの均配方法。

【請求項11】前記選ばれたセッションの夫々について歩調合せクレジットが夫々のセッションについての歩調合せカウントが第1の選ばれた値 W<sub>1</sub> より大であるときのみ前記クレジットプールに記憶されるごくなった請求項10の方法。

【請求項12】前記選ばれたセッションの夫々について、それが第2の選ばれた値より小さい歩調合せカウントを有するときにのみ前記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットが夫々の値にされたセッションに配布される、請求項10に記載の方法。

【請求項13】前記セッションの夫々は2つのモードのいずれかであり、これらモードの一方は歩調合せクレジットが前記共用クレジットプールから配布もされずまたそこへ送られることもない歩調合せクレジットが上記共用クレジットプールに送られまたはそれから配布される共用スケジューリングモードであり、他方のモードは歩調合せクレジットが上記共用クレジットプールに送られたりそれから配布される共用スケジューリングモードであり、そして上記共用スケジューリングモードにおいて前記セッションの内の歩調合せ要求のセッションである少くとも1つのセッションを有する請求項10に記載の方法。

【請求項14】前記歩合セイクリングモードにおける前記セッションの内の第1のセッションは上記セッションのいずれも上記第1セッションの2つの連続するスケジューリング回の時間および第1セッションの後者のスケジューリング回の時間においてパケットを送信しないときに上記共用スケジューリングモードに変化し、上記セッションの他のセッションはそれが前記共用クレジットプールから配布される歩合合せクレジットを受けることなくパケットを送信することが出来るときに上記共用モードから上記モードに変化する請求項13に記載の方法。

【請求項15】パケット伝送ネットワークにおいて、パケットが伝送されるべき複数のセッションの内の選ばれたセッションにおいて歩調合せクレジットを共用するための装置であつて、

各セッションに対応する送信キューが伝送すべきパケットを記憶しているかどうかを決定するために上記セッションの夫々をポーリングする手段、

上記選ばれたセッションの夫々について、上記夫々の選ばれたセッションに対応する送信待ち行列が上記夫々の選ばれたセッションがポーリングされるときに送信すべきパケットを記憶していないとき、共用クレジットプール内の少くとも1個の歩調合せクレジットを記憶する手段、及び上記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットを、送信用のパケットを記憶した対応する送信待ち行列を有する上記選ばれたセッションのそれらに配布する手段をえたパケット伝送ネットワークに有する歩調合せクレジットの共用方法。

【発明の実用新規性】

40

50

(6)

特許平7-74780

9.

## 【0001】

【商業上の利用分野】本発明は一般にパケット伝送ネットワークのリンクを介して送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを効率的に調整する方法に関する。さらに本発明には、本発明は最も多くの割り当てられたウィンドーサイズを調整する方法に関する。本発明はまたパケットがパケット伝送ネットワークを介して伝送されるべき期間に多数のセッション間で歩調合せタグケットを共用する方法に関する。

## 【0002】

【従来の技術及び課題】プロトコルはコンピュータネットワークにまたがるパケットの入力と配布を制御する機能である。その目的はデッドロックを防止するためにネットワークの資源、リンクバンド幅およびノード知能の効率の利用を達成し、さらにユーザに対するサービスを向上することである。データの送信側と受信側とのネットワーク内に対する送信側の間のウィンドーサイズ合せはこれら目的を達成する上でのキー要素にしばしばなるものである。ウィンドーは送信されたか受け取ったかのないパケットの数を測定する。SNAは本発明により改善される。以降で「基本PRQ/PRS」スキームと呼ぶウィンドーサイズ合せメカニズムを使用する。

【0003】「基本PRQ/PRS」スキームは後記の参考文献【1】に示されるように他の歩調合せメカニズムと同様にそれがよりすぐれた性能を有する。PRQ/PRSスキームでは送信側がウィンドーの開始毎にとり多くの歩調合せフレーム(パケット伝送を行うための許可)を要求し、そして受信側はそれが歩調合せ要求を含むパケットを含んだすべての前のパケットを通過した後にのみ歩調合せフレームの新しいウィンドーを許可する。

【0004】このプロトコルは2つの歩調メカニズムで、すなわち歩調合せPRQ(PRQ)と歩調合せPRS(PRS)、の交換を介して行われる。PRQ/PRSスキームのキー的特性は、常に送信側が3以上の歩調合せフレームを有する上が多く、受信側がキーするべき3個以上のパケットをウィンドーを有しないことである。

【0005】歩調合せは二つの方法で行なうことが出来る。その一つは「エンドツーエンド」法であり、ソースと宛先ノードのみが歩調合せに用いられ、他方は「ホップバイホップ」法であり、すべてのノードがノードに入り室に出てのパケットの歩調合せに含まれる。これらの内ホップバイホップ法は次の二つの点でより信頼性が高い(文献2)。

【0006】1.「ホップバイホップ」プロトコルでは潜在的に発生するスポットに歯接するノードに誤送で反応出来、そしてその問題を削除または極端に早く送信を終るとことが出来る。この傾向はこの方法と、ネットワーク内の「混雑」に対する反応に大きな遅れ(エンドツー

10

10

エンドラウンドトリップ遅延時間には比肩する)を必要とする「エンドツーエンド」プロトコル法におけるよりも信頼性が高い。

【0007】2.ホップバイホッププロトコルではリンクの特異性(端端リンクの長い伝播遅れのようなもの)は局所ホップに対し分離となる。

【0008】この「リンク分離」特性はネットワークの設計を著しく容易にする。例えばホップバイホッププロトコルを有するネットワークでは一つのノードのホップ

アドレスはそのノードを通過する任意経路のすべてのバスではなく、付属するリンクによってのみ決まる。

【0009】デッドロック問題を扱うには2つの方法がある。その一つは迷惑となつたらパケットを削除し、後にそれらを再送するものである。この方法はデッドロック問題を解決するが、「リブロック」すなわち再送信の結果なくなり返しによるものである。また、この方法ではパケットドロップは有効スルーフローがりとなるように生じる(文献2)。同様ではあるがドロップパケット歩調合せメカニズムを組みリブロック確率を元に各セグメントにすることも困難である。それ故、ドロップのパケット歩調合せ法は実現に困難し、まだ実用なものではないために望ましくない。

【0010】他の方法は歩調合せフレームが許可されるときパケットを手配するものである。夫々の適応に送信されたパケットについて手配された1つの歩調合せパケットがあるから、パケットはドロップされることはない。このプロトコルは歩調合せフレームのリストはバッファクラス(BC)法である(文献3)。BC法ではパケットとパッファはいくつかのクラスにグループ化される。毎にクラスのパケットはパッファゲールを共用する。成組のパッファ分類が規定されている。セッション型(文献4, 5)、バス型(文献5)、ホップカウント(文献7)がそれである。パッファゲールはアップドロップおよびサブロップがないでから非常に望ましいものである。

【0011】パッファ資源の有効利用を可能にしネットワークを介してのパケット歩調合せ法のウィンドーサイズを固定することは望ましくない。適応ウィンドー歩調合せ法が米国特許第4736360号で示されている。これはセッション型(パッファ分類の一つのタイプ)ホップバイホップメカニズムを示している。この適応ウィンドー法は歯接したセッションのウィンドーを減らしそして活性で信頼のないセッションのウィンドーを増加するように設計される。セッションの状態は送信装置と受信装置での待ち行列の長さにともづく。歯接したセッションはその受信装置間に、或るしきい値より長い待ち行列を有し、活性でないセッションはその送信側に他の待ち行列を有する。大きな振幅中のウィンドーサイズは下だけ増加または減少される。受信装置

50

(7)

特開平7-74780

11

圖は特定のセッションから最初の歩合セクレジットを請求するためには通信端に別の許可パケットを送ることが出来る。

【0012】P段落/PR5段落のスルーポートはウインドーサイズの適正を設定で決まる。「レイブを満杯としておく」ことの概念は文獻〔a〕に示されるようにいくつかのキューリンタの研究において認められている。文獻〔b〕においては、ウインドーサイズは既、より大きい必要はないことが示されている(但し、 $W_m = 3 + ((リンク速度 / リセット / 秒)) \times (\text{ラウンドトリップ遅延 (秒)})$ )。ウインドーサイズの調整、すなはち $1$ から $W_m$ はリンク速度とリンク伝送時間の積として増加する。明らかにウインドーサイズが大きくなればウインドーサイズはそれだけ困難になる。例えば、米国特許第4,736,369号明細書の適応法では固定割合をもってウインドーサイズを変化させるものであるから低速環境では有効であるが高速では有効でない。例えばウインドーサイズを1.0から5.0に減少させるためにも0西の反復を持つことは受け入れ難い。

【0013】上記の方法はウインドーサイズが低速環境におけるように小さい(1~10)場合に有効であることは明らかである。ウインドーサイズが大きい(1~20)0)高速ネットワークではこの方法は〔a〕ウインドーサイズの調整に信頼の値を用いるために必要なが足りないため、および〔b〕「余剰」の歩合セクレジットの請求プロセス(パケット/フレーム/セッション)におけるオーバーヘッドが大きいために有効でない。

【0014】米国特許第4,727,537号明細書はST-ARLANT型コントローラ内でフレームを処理するための方法を示している。この装置ではジャミング信号を示しており、これにより開始する送信および受信装置からのデータ伝送を停止する。

【0015】米国特許第4,618,359号明細書は適応許可パケットの使用によりパケット交換ネットワークを介してのデータパケットのフレーム制御法を示している。この許可パケットはデータパケット間の伝送時にノードからノードに送られる。ノードはそのノードから転送を待っているパケット数が予定のしきい値を超えるときこの許可パケットを捨てる。更に予定の時間内に許可も与えなければパケットが入らないとき一つの許可パケットが元のポートから再び送られるようにならう。タイムアラートメカニズムも示されている。

【0016】米国特許第4,877,615号明細書はバス通信局所ネットワーク、例えばデータネット、についてのフレーム制御法を示している。この方法はすべての送信ノード端末のパケットアドレスをモニタして呼び出しウインドーサイズを調整する中央システムコントローラを必要とする。このウインドーサイズは一つの呼び出しのウインドーサイズが新しい呼び出しセットアップがあるかあるいは現在の呼び出しが終了するまで割りまとまるから半回

12

足法である。

【0017】米国特許第4,630,261号明細書は非同期分割多路化により1セイの共用バスでの競合取扱プロトコルを示している。2以上のステーションが競合しあるいは競合するステーションがない場合にウインドーサイズを変更するためのウインドーサイズルールが各ステーションに適用される。競合は競合期間のはじめに夫々の競合するステーションについて乱数を発生することにより解消され、そして1つのステーションの数が正しく10そのウインドーサイズにおいて分配されるまでそのウインドーサイズを巡回的に変更することにより競合が解決される。競合が解消してしまふと、パケットの送信が可能となる。

【0018】文 献:

〔1〕 R.Schatz, "Performance analysis of SNA virtual route pacing control," IEEE Trans. Comm. n. Jan. 1982.

〔2〕 M-S. Chen and B. Kedara, "A class of efficient flow control schemes for computer networks," IBM Research Report, R12091, August 1986.

〔3〕 A.Giesler, A.Jagernu, E.Passer, and J.Henke, "Flow control based on buffer classes," IEEE Trans. on Commun., Vol. COM-29, No. 4, 1981.

〔4〕 A.Burati, J.Gay, P.Green, I.Jaffe, and D.Pozefsky, "SNA networks of small systems," IEEE JSAC, Vol. SAC-3, No. 3, May 1985.

〔5〕 J.Lytton, "Routing and flow control in XNS," IEEE Trans. Comm., Vol. COM-29, No. 4, April 1981.

〔6〕 M-S Chen, B.Kedara, and G.Graver, "Efficient hop by hop buffer class flow control schemes," in Proc. GLOBECOM 87, Tokyo, Japan, 1987.

〔7〕 A.Giesler, Baenig, A.Koenig, and E.Passe, "Packet networks with deadlock-free buffer allocation-an investigation by simulation," GMD report, Darmstadt, Germany, 1976.

〔8〕 K.Bhattach-Kumar and J.Jaffe, "A new approach to performance oriented flow control," IEEE Trans. Comm., Vol. COM-29, No. 4, April 1981.

【0019】  
〔異議を削除するための手段〕本発明の目的は所定のウインドーサイズになるまで最少の反復を用いてパケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズを効率的に調整することである。

【0020】また本発明の目的はパケット伝送ネットワークを介してパケットを伝送する間の複数のセッション間で歩合セクレジットを共用させるための方法および装置を提供することである。

【0021】従って本発明はパケット伝送ネットワークのリンクを介して送信装置と受信装置の間のセッションにおいてウインドーサイズを調整するための方法と装置

(8)

特開平7-74780

13

を提供する。本発明によれば、送信および受信装置間のセッションにおいて送られるべき次のウインドーのサイズを示す歩調合セレスポンスが送信装置に送られる。次のウインドーのサイズは送信装置が次のウインドーにおいて送信しうるパケットの数である。次のウインドーのサイズは2つの条件のいずれかが満足されたとき前のウインドーサイズを減少することにより決定される。第1の条件は $Q_L = 0$ であり、 $Q_L$ はこのネットワークの他のノードへの待機の伝送のために受信装置の待ち行列内に記憶されるパケットの数である。他の条件は各合せ表現が特定の時間インターバル内に受信されなかつた後に $Q_L = 0$ となることである。これら2つの条件の内のいずれかが満足されると、ウインドーサイズは式 $WS = m_a \times (W_m + CNT - Q_L + \beta)$ で決定される。  
 $CNT$ はラウンドトリップ遅れ中に送信装置から受信装置により受信されるパケット数であり、 $W_m$ は最小ウインドーサイズを示す予定のパラメータであり、 $\beta$ は予定のパラメータである。ラウンドトリップ遅れは送信装置から受信装置に送られるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが受信装置に受信された後にその受信装置から送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間との和である。次のウインドーサイズを算出すべきときに $Q_L = 0$ であり歩調合セレスポンスが決定の時間内に受信されたならば、この次のウインドーサイズはそれが $W_m$ を予定のパラメータとして $CNT$ と $W_m$ の間の値として前のウインドーサイズを増加することにより決定される。

【0.0.2.2】従って本発明はパケットを伝送する時間の選ばれたセッション間に歩調合セクレジットを共用せらるための方法と装置を提供する。これら歩調合セクレジットを共用するためには、各セッションに対応する送信待ち行列が待機の伝送用に記憶されたパケットを有するかどうかを決定するためのポーリングをセッションが行う。一つのセッションのポーリングがあるとき対応する待ち行列に送信装置に記憶されたパケットが無い場合には、少くとも1つの歩調合セクレジットが共用アレンジメントに記憶される。これら歩調合セクルエットは共用アレンジメントから、伝送用に記憶されたパケットを有する対応送信待ち行列を有するセッションのそれらに配布される。

【0.0.2.3】

【実施例】動的ウインドーサイズ

まず、ネットワーク内の任意のセッションの任意のホップについてのウインドー調整プロセスについて述べる。このプロセスはこのネットワーク内のすべてのセッションのすべてのホップにおいて適用されるものである。用語「ホップ」は2個の隣接するノードおよびこれらノードを接続する手段を意味する。

【0.0.2.4】図1に示すように、このネットワークを流れるパケット10は2つの部分、すなわち情報データブ

14

ィールビットと見出しとで構成される。見出しはパケット処理を操作するための通信プロトコルにより用いられる。この見出しは種々のビットを有するが、下記ビットのみが本発明において用いられる。

【0.0.2.5】 $\bullet$  RQS/RSPビット：このビットはパケットがデータ要求 (RQS) パケットかレスポンス (RSP) パケットかを示すために用いられる。送信側はデータ要求を有するパケット毎に RQS/RSP ビット=ON にセットする。RQS/RSPがONのとき、このビットは要求ビットまたはRQSビットである。受信側は要求を受信したことを示すために RQS/RSP ビット=OFF をセットする。RQS/RSPビットが OFF のときこのビットは歩調合セレスポンスビットまたはRWPビットとなる。

【0.0.2.6】 $\bullet$  歩調合セビット：送信装置は新しいウインドーをスタートさせるたびに歩調合セビット=ON にセットする。受信装置は新しいウインドーサイズと共に RSPビット (レスポンス) を受信装置にもどすとき歩調合セビット=ON にセットする。

【0.0.2.7】 $\bullet$  PRQ/PRS：これらパケットは RQS/RSP もよび歩調合セビットの組合せで識別される。

【0.0.2.8】 $\bullet$  PRO：これは一つのウインドーの第1パケットを使用する要求パケット (歩調合セビットとち等) であり、それ歩調合セビットと RQS/RSP ビットはONにセットされる。

【0.0.2.9】 $\bullet$  PRS：これはフロー制御アルゴリズムについて用いられるレスポンスパケットであり、それ故、歩調合セビットがセットされる。情報フィールドにおいてこのPRSパケットは送信装置により構成されるべき新しいウインドーサイズを含む毎回の情報を有する。

【0.0.3.0】 $\bullet$  WR：(受信されたウインドー) は各パケットの見出し内の、歩調合セレスポンス (PRS) の受信した統計第1パケットに送信装置によりセットされるビットである。このビットはWR=ONを有する。云いかえるとWRは送信装置によるPRSの空回を「肯定」する。

【0.0.3.1】方実現の既存の動的ウインドー調整法はウインドーサイズを変化させるべきときに1回の反復で最後のウインドーサイズを見い出す方法である。ウインドーは既存的に減少されないで、最もウインドーを少しずつ正確に子測し1回でそれまで「縮少」する。ウインドーサイズを大きくする場合にはこの方法はオーバーシュートするが、次の反復でこのオーバーシュートは校正される。

【0.0.3.2】一つのセッションが前のウインドーを経て前に新しいウインドーを受ける場合には、そのセッションはそのパケットが受信装置により充分高速で伝送をされていかないから大きすぎるウインドーを有することにな

40

50

(8)

特開平7-74780

15.

る。同様に、後のウインドーのパケットが受信側で前のウインドーのパケットに追いつく場合にはそのウインドーサイズは、受信装置が充分高速でこれらパケットを既方向に送ることが出来ないために大きさをすることになる。要するに、所望のウインドーサイズは2つの量、すなわち(a) 低い送信者または受信速度および(b) ウインドーのターンアラウンドタイム (すなわち送信装置を出る P R Q とそれに入る次の P R S との間の時間) に依りづくべきである。

【003-3】受信装置側において:

● CNT: カウントは P R Q 受信と W R パケット受信側インターバルにおいて1つのノードに入るパケットの数である。 CNT は使って1「ラウンドトリップ遅延」におけるパケット送信速度をサンプリングする。

【003-4】● QL: 持ち行列表は伝送待ち行列内のパケットの数である。受信装置側では CNT と QL は受信パケットごとに増加し、 QL は送信パケットごとに減少する。

【003-5】送信装置側において:

● WW: WW はワーミングウインドーサイズである。 WW は送信側が送信しうるパケットの数である。 WW は送信側に1つ減少しして P R S を使用しているときウインドーサイズ (WS) だけ増加する。

【003-6】● NW: NW は P R S の受信側に示される新しいウインドー個数により更新される。 NW の値は QL が0以上であるかどうかおよび受信側セビットがリセットである。

$$WS = \max(WW, CNT - QL + B)$$

但し、  $W_{min}$  は最小ウインドーサイズを示す以下のパラメータ、 B は送信装置である。  $W_{min}$  はフレーム制御オーバーヘッドを除去レベル内に維持するように選ばれる。値  $W_{min}$  と B は可調整のパラメータであり、実用的な理由で用いられる。例えば10個のデータパケットについて1個の制限パケット (例えば P R S パケット) があるように  $W_{min}$  ときは10と3であってもよい。

【003-8】持ち行列表が空 (202) のとき、歩調合せビットを検査する (204)。歩調合せ要証が歩調合せビットにより示されない場合には、送信装置はそれが見えるよりも大きいウインドーを右し、そして受信装置はブロック 203において再び新しい縮小されたウインドーの計算を行う。

【003-9】以上、ウインドーサイズを縮小する方法を述べた。この目的は送信パケット速度に整合するウインドーサイズを与えることであるが受信ノードにおいて或る数のパケット B を待つことを可能にする。次の考察はこの方法を明確にするものである。

【004-0】毎次のホップが低いものでない場合には QL

$$WL = \min(WW, CNT + QL + B)$$

但し  $W_{min} < 1$ 、すなわち  $W_{min}$  は0と1の間の値をとる既定パラメータである。

16.

\* るかどうかにより、式1または2を用いて計算された WS の最終値である。

【003-7】● LWR: LWR は最終が誤合せレスボンス (PRS) 受信以降にデータパケットが送信されなかったことを示すために用いられるフラグである。

受信装置アルゴリズム

このアルゴリズムは3つのパートを有する。パート1パケットはパケットが次のホップについて待ち行列とされる前に処理され、パート2は送信装置がそのホップで送信のために1つのパケットをデチューニングするとき処理される。パート3はこのアルゴリズムのフロー図であり、以下にこの方法の個々の部分を詳述する。

パート1

図2において、第1パケットはブロック 201 でスタートし、ブロック 209 で終了する。ノードにパケットが入る (201) と、受信装置はノード内の W R ビットを検査する。このビットがセットされていない場合に、ウインドーサイズの初期値は不要であり、それ故このパケットは直接ブロック 206 に入り、局所パラメータを更新する。しかししながら、WRビットがセットされていれば次の要求についての正しいウインドーサイズが選択される。その結果が前のウインドーサイズについてと同一の値となることがある。ブロック 202 で QL を検査する。 QL が0でない場合には前のウインドーサイズが大きすぎたことになる。受信装置はブロック 203 において新しい縮小されたウインドーサイズ (WS) を次のように計算する:

.....(1)

もしも B に低いものと考えることが出来、使ってウインドーサイズ (CNT で示される) の満たすラウンドトリップ遅延には該当し、ノイフを満杯にするとする。

【004-1】毎次のホップが低いものとなるれば QL は新しいウインドーが  $W_{min}$  へと縮少されるよう大きくなる。

【004-2】このセッションが先端と不完全であればこの新しいウインドーは  $W_{min}$  を越えて増加する必要がない。

【004-3】● 遠隔、ウインドーはいく分増加るものであり、パラメータ B は遙隔ノルマーフット取引きを決定し、そのノードにおけるパッファの利用度を決める。

【004-4】ブロック 204 において、持ち行列表が空であって歩調合せビットがセットされている場合には、受信装置はその伝送速度を増加する要求を出すことが出来、そして送信装置はより大きいウインドーを算出する。そのような場合にはウインドーサイズ (WS) は次のように増加される (205) :

.....(2)

【004-5】受信装置はそのセッションにおける将来のトラヒックについての情報をもたないから、 CNT と W

(10)

特許平7-74780

17

の間の新しいウインドーを「希望」しなければならない。しかしながらこの方法は、式(1)におけるウインドーの縮小がオーバーリアクションを常に発生で修正するから過予測に対しても感応しない。それ故、ウインドーサイズをCNTからW<sub>1</sub>へと増加させるなど任意のピューリスティックな急速に「収斂」する。式(2)はその一例と見るべきである。

[0.046] 任意の受信パケットについて送信する受信装置は待ち行列のサイズを増加させはならない。しかしながら、CNTではリセットされるまで受信パケット毎に増加する。これは、歩調合セビットがセットされるときりセットされる。かくして、任意の受信パケットについて、歩調合セビットがONであれば、CNTは0にセットされる(206, 207)。しかしながら、歩調合セビットがOFFであればCNTは1だけ増加される(208, 209)。自階207または208後に受信パケットは待ち行列へ流れ、

#### スタート

送信待ち行列内のすべてのパケットは送信装置プロトコルの末にあります。しかしながら、受信装置は、この待ち行列を出るすべてのパケットについて、確実にQ上を更新(210)し、歩調合セゼットを検査(211)する。歩調合セビットがヒットされると、WSからウインドーサイズをもってPRS(歩調合セレスポンス)パケットをつくり、それをそれ自体のホップの送信装置へ送り出す(212)ことは受信側の目標である。

[0.047] 上記の手順で計算された新しいウインドーサイズが受信側における使用可能な「無荷葉」パケットパッファの数を超えることがありうる。その場合に、受信パケットパッファの過剰を避けるために受信装置は2つの数、すなわち使用可能な「無荷葉」パケットパッファの数(これはWSより小さい)と上記手順により計算された「理想」的な新しいウインドーサイズ(W<sub>5</sub>)をもつてPRS(歩調合セレスポンス)PRSを送る。実戻張PRSパケットは1つの数についてのみファイルされるデータを有する。送信装置がそのような戻張PRSを得るとときは、問題のセッションについて使用可能な操作戻数を「新しいウインドー」として使用する。しかしながら、送信装置は後述する共同タレジットプール(SCP)から歩調合セタレジットの同様の数を更新することにより理想的な新しいウインドー数の値まで「次のウインドー」を増加させることも出来る。

#### 送信側アルゴリズム

図3において、送信装置のクローラアルゴリズムは2つの独立した事象によりトリガーされる。待ち行列が送信すべきパケットを有する(301-307)かあるいはP<sub>S</sub>が受信装置から入ったか(308)である。パケット送信プロセスはWW>0の形で受信装置からの許可を要求する。この許可はプロック301で検査される。WWが0より大きければ受信装置はそのパケットを待ち

10

18

行列からはずしそしてワーキングタクシード一オフを1だけ減少させる(302)。

[0.048] この減少されたワーキングウインドーサイズは次に歩調合セレスポンスから入る最佳のウインドーサイズの値と比較される(303)。このワーキングウインドーサイズが歩調合セレスポンスから入るWSの最極端より小さければ、この歩調合セビットはONにセットされる(304)。またLWRフラグが検査される(305)。このフラグがONにセットされれば待ち行列からはずされたパケット内のW<sub>5</sub>ビットがONにセットされる(306)。上述のように、LWRフラグをONにセットすることに送信装置に入った最終の歩調合セレスポンス以来データパケットが伝送されなかったことを示す。最後に、待ち行列をはずされたパケット(307)は送信装置に送られる(308)。待ち行列の長さあるいはウインドーサイズとは無関係に送信装置はPRSを受信しうる。PRSの戻数はブロック309を示す。N<sub>S</sub>のリセットはPRSがN<sub>S</sub>について新しい値を有することを意味する。これは図1の情報の一部である。

#### 共用タレジットプール

図4は共用タレジットプール(SCP)を有する送信装置の構造を示す。各セッションは送信待ち行列(404, 404', 404'')、LWR、WWおよびUNWを示すためのビット(405, 405', 405'')およびロジビット(406, 406', 406'')を備持する。図7にはセッション901, 902, ..., 9nを示す。

[0.049] 一つのセッションのON\_IDLEビットはそのセッションのアイドルである。すなわち空の送信待ち行列を有する。ことを示すために用いられる。戻る規則に従いしてセッション間の送信順位を示める1つのスケジューラ401がある。各つのスケジューラモードすなわち操作モードおよび利用モードがある。このスケジューラはまたスケジューリングモードをセットするためにレジスター、戻数送信403を必要とする。

40

[0.050] 図5は送信装置がスケジューラセッションについてのパケットを送り、あるいはそれがから歩調合セカウントを求めるプロセスを示す。このプロセスはプロック501における選択されたセッションでスタートする。このプロセスはそのセッションが空の待ち行列を有するかどうかのプロック502にかかる決定により発行づけられる。この待ち行列が空であり、そのセッションのIDLEビットがセットされていない(503)ならば、IDLEビットがセットされ(504)そしてWWを越えるセッションの歩調合セカウントが共同タレジットプールに送られる(505, 506)。待ち行列が空でなくセッションが0でない歩調合セカウントを有する場合(507)には、データパケットがそのセッション自体の歩調合セカウントの1つを用いて送られる(508)

50

(11)

特開平7-74780

19

8, 509)。このセッションが自家の歩調合せカウントを有しない場合には、スケジューリングが共用モードであればSCPからの歩調合せカウントを使用しりる。

\* (5.1.0, 5.1.1, 5.1.2, 5.1.3)。W' はシステムパラメータであり、次のような値とするとよい。

(0.0.5.1)  
total\_reservable\_buffers

3142.07.2006 10:55:39

このプロセスはスケジュールされたすべてのセッションについて無限にくり返される。

【0.0.5.2】図5はスケジュールモードの変更プロセスを示す。2つのスケジューリングモード、すなわち共用モードと別途モードがある。別途モードではセッションはデータパケットの送出についてそれ自体の歩調合せカウントを使用しなければならない。共用モードではIDL\_E=1のセッションはデータパケットの送出にSCPからの歩調合せカウントを用いることが出来る。このプロセスは最初送信の初期化(6.0.0)および現在運行しているセッション(6.0.1)でスタートし、そして現在のスケジューリングモードで条件づけられる(6.0.2)。このスケジューリングモードであれば、このプロセスは運ばれたセッションがデータパケットを送信するかどうか(6.0.3)を検査。このセッションがデータパケットを送る場合には、このモードは変更されず、そして最初送信が6.0.6において運ばれたセッションを記憶するために更新される。このセッションがデータパケットを送信しない場合には、最初送信セッション(6.0.4)は運ばれたセッションの2つのスケジューリング間でセッションがデータパケットを送らないことを示す。これは、データパケットの送出にそれ自体の歩調合せカウントを用いるセッションがない場合である。このスケジューリングモードはこのとおり共用モード6.0.5に切換える。

【0.0.5.3】このスケジューリングは1つのセッションがそれ自体の歩調合せカウントを用いてデータパケットを送ることが出来るようになると、すなわち共用から別途モードに切換える。従ってスケジューリングが共用モードであれば、運ばれたセッションが(1) 空空送信時も行列(2)、IDL\_EのO.F.Tへのセット(6.0.6)および(3) #0歩調合せカウント(6.0.8)を有する場合にスケジューリングは別途モードに切換る(6.1.0)。

【0.0.6.4】IDL\_E=0のセッションは、データパケットが新しいウィンドーを越えるまでをわちそれが新しいP.R.Sを受けるまで共用スケジューリングモードでデータパケットを送るためにSCPからの歩調合せカウントを用いる。従って、IDL\_EビットはP.R.Sの受信により0にリセットされる。図7はIDL\_Eビットのリセットプロセスを示す。このプロセスはセッションがP.R.Sを受けたときトリガーされる(7.0.1)。次にIDL\_EがO.F.Tにセットされ(7.0.2)そしてPCがP.R.Sに特定される箇にセットされる(7.0.3)。

【0.0.5.5】SCP内の歩調合せカウントは過大になっ

てはならない。そうでないと送信装置はその駆信バッファの制約を失うことになる。もどりクレジット(または基準にR.C)と呼ばれる並立した歩調合せメッセージ(1.PM)がこの手順について考えられる。並立装置は通常スケジューリングが共用モードであるときのような適当な時点でRCを送信する。しかしながら、SCP内の歩調合せカウントが予定のしきい値を超えたならば、歩調合せクレジットのとりが促進される。歩調合せカウントのいずれのものもし一方を用いてもSCP内に或る他の歩調合せカウントを維持することが望ましい。好適な際はW'である。図8はこのプロセスを示しており、適当な時点はスケジューリングが共用モードにあるときである。このプロセスはSCPがしきい値より多くの歩調合せカウントを累積したかどうか(8.0.1)により条件づけられる。多く累積していればもどりは直ちに(SCP-W')歩調合せカウントをもつRCを送信し(8.0.2)そしてSCPをW'にリセットする(8.0.8)ことにより促進される。このしきい値を超えない場合には、(SCP-W')歩調合せカウントを有するRCは、(1) SCPがW'、とり多い歩調合せカウントを有しそして(2)時が適当である、すなわちスケジューリングが共用モードであるときのみ運ばれる(8.0.5)。また、RCが上記2つの条件下で送られるときはSCPがW'にリセットされる(8.0.7)。このプロセスは歩調合せカウントがさじてに運ばれあらわしは共用スケジューリングモードにおけるよう時に適切であれば活性化される。

【四面の簡単な説明】

【図1】R.O.S(実現)／R.S.P(レスポンス)ビット、歩調合せビットおよびWR(受信ウィンドー)ビットを有するパケットの構造図。

【図2】受信装置について本発明で使用されるアルゴリズムのフローチャート。

【図3】送信装置について本発明で使用されるアルゴリズムのフローチャート。

【図4】共用クレジットプールを有する送信装置の構成を示す図。

【図5】並立装置がパケットを送りあるいは歩調合せカウントをためるプロセスの概略図。

【図6】共用モード別途スケジューリングモード間の切换プロセスを示すフローチャート。

【図7】並行送信による歩調合せレスポンスの受信によるアイドルビットと歩調合せカウントのセッティングを示す図。

【図8】ナル内の歩調合せカウントが過大となったと

(12)

特開平7-74780

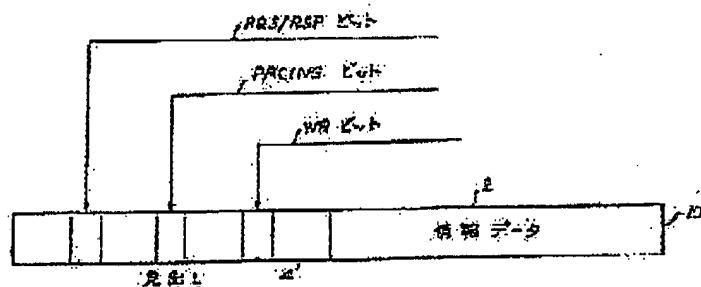
21

各共用ゲリットプールからの接続合セゲリットのも  
どしプロセスを示すフローチャート。  
【序号の説明】

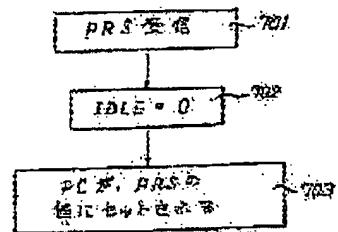
22

\*2 情報データフィールド  
4 見出し部  
\*4 パケット

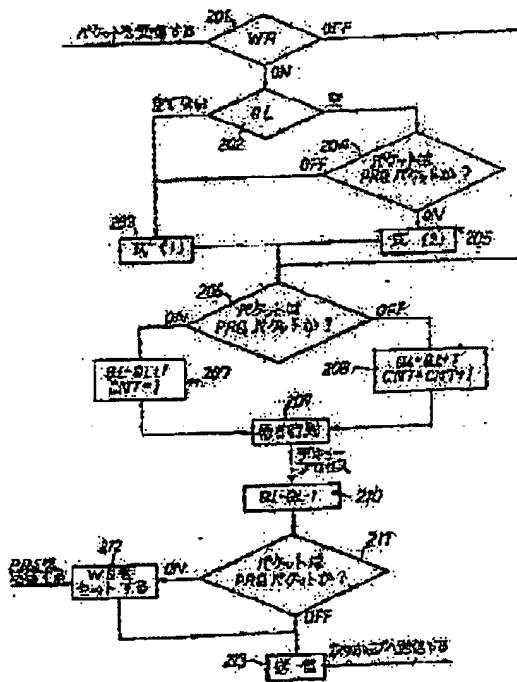
【図1】



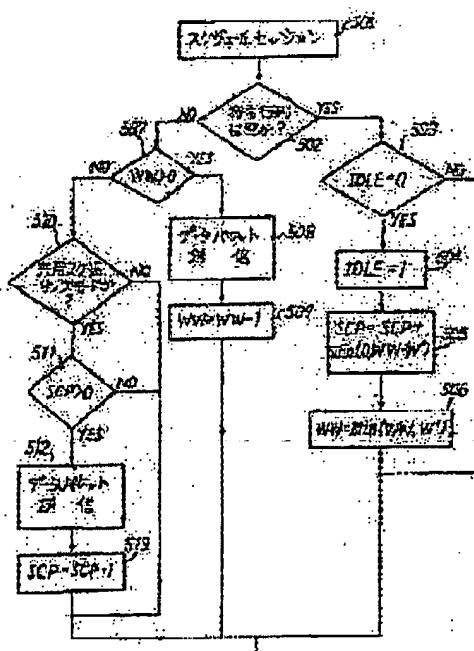
【図2】



【図3】



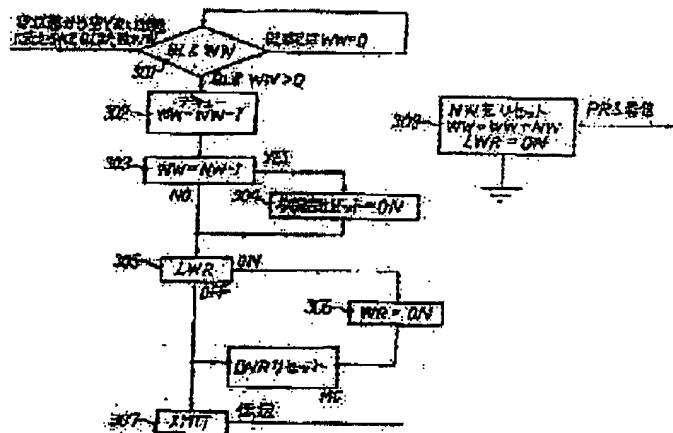
【図4】



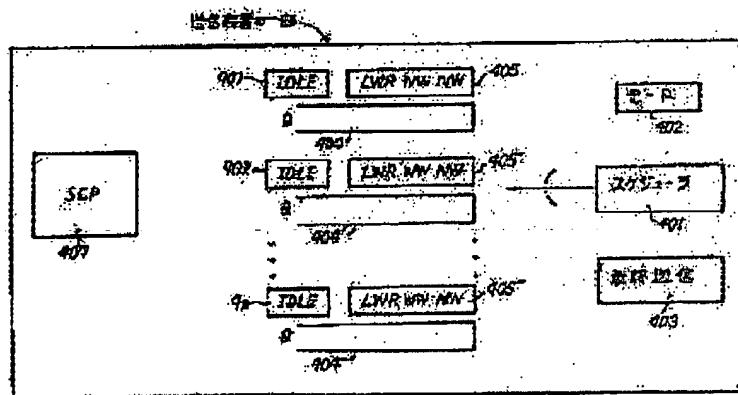
133

總期第 7-7 4780

[卷三]



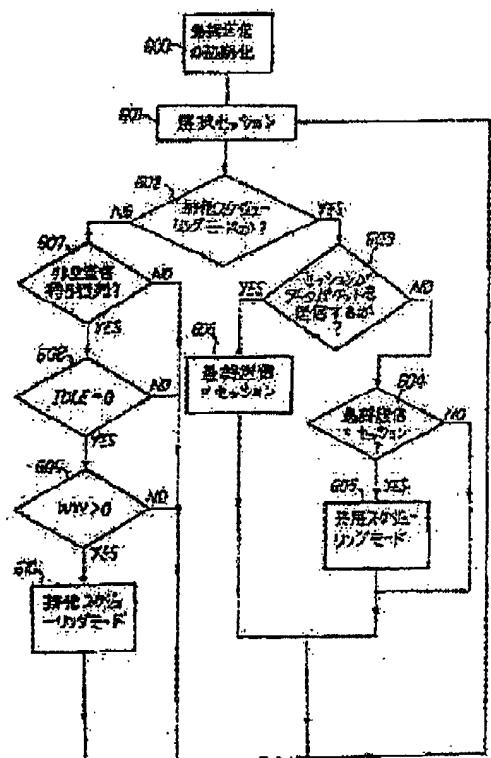
〔四〕



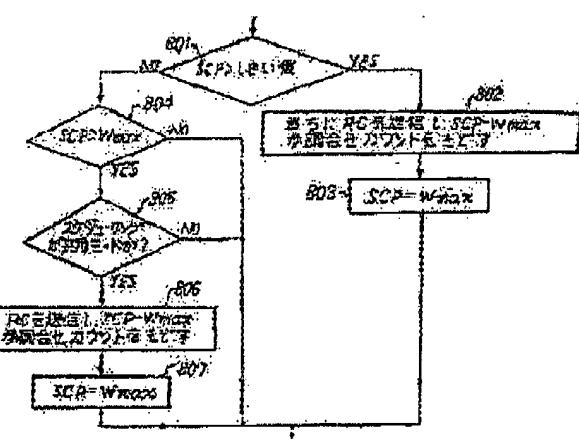
(14)

特開平7-74780

【図5】



【図6】



## フロントページの書き

## (1)発明者 モン・ソジ、テュジ

アメリカ合衆国ニューヨーク州、カトナ、  
サミュエル、バーディー、レン、ト

## (2)発明者 バラド、クマール、カダバ

アメリカ合衆国ニューヨーク州、ビーカス、  
キル、ダブル、コート、リ

## (2)発明者 マーク、アダム、カブラン

アメリカ合衆国ニューヨーク州、バーディ  
ース、ヤークス、ロード (特地なし)